

# PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 2000-022588

(43)Date of publication of application : 21.01.2000

(51)Int.Cl. H04B 1/707  
G06F 7/58  
H03K 3/84

(21)Application number : 10-182562 (71)Applicant : ADVANTEST CORP

(22)Date of filing : 29.06.1998 (72)Inventor : NOHARA KENJI

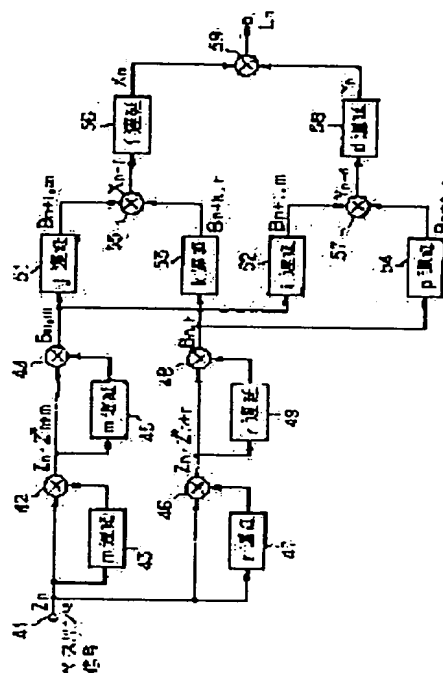
## (54) LONG CODE EXTRACTION DEVICE

### (57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To extract a long code with a small operation amount without being affected by a frequency error and an initial phase.

SOLUTION: By using delay means 43, 45, 47 and 49 and multipliers 42, 44, 46 and 48 for taking a delay amount and complex conjugate for the delay amounts (m) and (r) of the integral multiple of a short code respectively for complex base band signals  $Z_n$  doubly spread by the long code and the short code,  $B_{n,m}=Z_n \cdot Z^{*n+m} \cdot (Z^{n+m} \cdot Z^{*n+2m})^*$  and  $B_{n,r}=Z_n \cdot Z^{*n+r} \cdot (Z^{n+r} \cdot Z^{*n+2r})^*$  are obtained.

Then,  $B_{n,m}$  and  $B_{n,r}$  are respectively delayed by values j, i and k, p respectively uniquely decided by the code and n, r, the product of  $B_{n+j,m}$  and  $B_{n+k,r}$  and the product of  $B_{n+j,m}$  and  $B_{n+p,r}$  are obtained, they are respectively delayed by (f) and (d), the product is mutually taken and the long code is obtained as a result.



## LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

## \* NOTICES \*

Japan Patent Office is not responsible for any damages caused by the use of this translation.

1. This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2. \*\*\*\* shows the word which can not be translated.
3. In the drawings, any words are not translated.

---

**CLAIMS**


---

**[Claim(s)]**

[Claim 1] A long code extractor characterized by providing the following Input complex baseband signaling 1st means to take a product with that to which a period of the short code carried out integral multiple delay (it is described as the 1st delay value) of it, and to ask for the 1st product The 1st product of the above 2nd means to take a product with that from which only a delay value of the above 1st delayed the 1st product, and to ask for the 2nd product, With the 2nd different delay value from a delay value of the above 1st, the 1st means of the above, 3rd means to perform the 2nd means of the above to the above-mentioned input complex baseband signaling, and to ask for the 3rd product, Only a value (it is described as the 3rd delay value) depending on a delay value of a long code and the above 2nd delays the 2nd product of the above. 4th means by which only a value (it is described as the 4th delay value) depending on a delay value of a long code and the above 1st delays the 3rd product of the above, takes a mutual product, and asks for the 4th product, Only a value (delay value of the following 5th) depending on a delay value of a long code and the above 2nd delays the 2nd product of the above. 5th means by which only a value (it is described as a delay value of the following 6th) depending on a delay value of a long code and the above 1st delays the 3rd product of the above, takes a mutual product, and asks for the 5th product, The 4th product of the above A long code, a delay value of the above 3rd, and a delay value of the above 4th, 6th means to delay only a value depending on a delay value of the above 5th, and a delay value of the above 6th, and only for other values depending on a long code, a delay value of the above 3rd, a delay value of the above 4th, a delay value of the above 5th, and a delay value of the above 6th to delay the 5th product of the above, and to take a mutual product

---

[Translation done.]

## \* NOTICES \*

Japan Patent Office is not responsible for any damages caused by the use of this translation.

1. This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2. \*\*\*\* shows the word which can not be translated.
3. In the drawings, any words are not translated.

---

## DETAILED DESCRIPTION

---

### [Detailed Description of the Invention]

[0001]

[The technical field to which invention belongs] This invention diffuses transmit data doubly according to the random sign sequence (short code) of a short paddle period very much to the random sign sequence (long code) of a very long period, and this, and relates to the equipment which extracts a long code from the CDMA signal which multiplexed a mutually different short code as a channel.

[0002]

[Description of the Prior Art] In a CDMA communication mode, as shown in drawing 2, the information bit (data) from an input terminal 11 is carried out for 2 minutes, with multipliers 12 and 13, the multiplication of it is carried out by the long code from a terminal 14, a spread spectrum is carried out, respectively, with multipliers 15 and 16, the multiplication of the output of these multipliers 12 and 13 is carried out to the 1st and 2nd short code from terminals 17 and 18, respectively, and a spread spectrum is carried out. The outputs of multipliers 15 and 16 are multipliers 19 and 21, respectively, and are the cosine subcarrier  $\cos(\omega t)$  and sine subcarrier from terminals 22 and 23. - Multiplication is carried out to  $\sin(\omega t)$ , and these multiplication result is added with an adder 24, and is outputted to an output terminal 25 as a sending signal. an information bit is like a static test mode -- let all be constant value. Moreover, although each channel uses the same long code, a short code shall use a different sign sequence which intersected perpendicularly mutually by the channel.

[0003] It was carrying out by [ as showing the former at drawing 3 for obtaining the local long code which synchronized with the long code of such a sending signal by which spectrum diffusion was carried out ]. Said sending signal is changed into complex baseband signaling, and it is stored in memory 27. The complex baseband signaling from the memory 27, Complex correlation count with local long code  $I-jQ$  from the local long code generation machine 28 is performed by the correlation calculator 29. The square of the absolute value of that correlation count result is called for with two multipliers 31, and if it is judged in the maximum judging section 32 whether the count result of these two multipliers 31 is max and it is not max It is in the condition to which 1 \*\*\*\*\* of the phases of a local long code was shifted, the same correlation operation was performed, it asked for the phase of the local long code used as max, and the local long code at that time synchronized with the long code of input complex baseband.

[0004]

[Problem(s) to be Solved by the Invention] When a frequency error is in complex baseband signaling, it cannot be made to synchronize correctly by the conventional method shown in drawing 3. Moreover, since the period was long, there was a problem of taking time amount by synchronous acquisition.

[0005]

[Means for Solving the Problem] According to this invention, a product of input complex baseband signaling and a thing to which a period of that short code carried out integral multiple delay (it is described as the 1st delay value  $m$ ) of it is taken, and the 1st means performs asking for the 1st product. The 1st product of the above, A product with that from which only the delay value  $m$  of the above 1st delayed the 1st product is taken, and it is the 2nd product  $B_n$  and  $m$ . With the

2nd delay value  $r$  which performs asking with the 2nd means and is different from the delay value  $m$  of the above 1st, the 1st means of the above, The 2nd means of the above is performed to the above-mentioned input complex baseband signaling, and it is the 3rd product  $B_n$  and  $r$ . The 3rd means performs asking. Only a value (it is described as the 3rd delay value  $j$ ) depending on the delay value  $r$  of a long code and the above 2nd is the 2nd product  $B_n$  and  $m$  of the above. You make it delayed. Only a value (it is described as the 4th delay value  $k$ ) depending on the delay value  $m$  of a long code and the above 1st is the 3rd product  $B_n$  and  $r$  of the above. Make it delayed and a mutual product is taken. 4th product  $X_{n-f}$  Only a value (the delay value  $i$  of the following 5th) for which performed asking with the 4th means and it depended on the delay value  $r$  of a long code and the above 2nd is the 2nd product  $B_n$  and  $m$  of the above. You make it delayed. Only a value (it is described as the delay value  $P$  of the following 6th) depending on the delay value  $m$  of a long code and the above 1st is the 3rd product  $B_n$  and  $r$  of the above. You make it delayed. A mutual product is taken and it is 5th product  $Y_{n-d}$ . The 5th means performs asking. 4th product  $X_{n-f}$  Only the value  $f$  depending on a long code, the above 3rd, or the 6th delay value  $j$ ,  $k$ ,  $i$ , and  $p$  is delayed. Product  $Y_{n-d}$  of the above 5th The 6th means performs delaying only other values  $d$  depending on a long code, the above 3rd, or the 6th delay value  $j$ ,  $k$ ,  $i$ , and  $p$ , and taking a mutual product.

[0006]

[Embodiment of the Invention] The example of this invention is explained below. In this example, it is the case where the gold sign is used as a long code, and a gold sign is generated by taking the product of two sorts of  $M$  sequences with a small cross-correlation. Moreover, the sequence to which the  $M$  sequence multiplied for this 1 thru/or the thing which carried out two or more chip shift by one  $M$  sequence for every chip has a property used as what shifted the  $M$  sequence of a basis in what chip, and the property of the so-called cycle & ad, and this invention uses this property.

[0007] The example of this invention is shown in drawing 1. Complex baseband signaling  $Z_n$  by which data was diffused doubly by the long code and the short code from the input terminal 41 It is inputted. This complex baseband signaling  $Z_n$  A multiplier 42 is supplied directly, and while  $m$  chip delay is carried out through the delay means 43, a multiplier 42 is supplied as that complex conjugate. The output of a multiplier 42 is directly supplied to a multiplier 44, and it is supplied to a multiplier 44 as the complex conjugate while  $m$  chip delay is carried out with the delay means 45.

[0008] Complex baseband signaling  $Z_n$  from an input terminal 41 While direct connection is made to a multiplier 46 and  $r$  chip delay is carried out with the delay means 47, a multiplier 46 is supplied as the complex conjugate. The output of a multiplier 46 is directly supplied to a multiplier 48, and it is supplied to a multiplier 48 as the complex conjugate while  $r$  chip delay is carried out with the delay means 49. The amounts  $m$  and  $r$  of delay are the integral multiples of a short code, respectively, and are  $r! = m$  here.

[0009] outputs  $B_n$  and  $m$  of a multiplier 44 every [ the amount  $i$  of delay it is decided with a long code and an amount of delay  $r$  chip with the delay means 51 and 52 that will be a meaning, and /  $j$  chip ] -- it is delayed, respectively. Outputs  $B_n$  and  $r$  of a multiplier 48 It is delayed with the delay means 53 and 54, respectively the amount of delay every  $p$  [  $k$  or ] it is decided with a long code and an amount of delay  $m$  chip that will be a meaning. Each output  $B_{n+j}$  of the delay means 51 and 53,  $m$ ,  $B_{n+h}$ , and  $r$  Multiplication is carried out with a multiplier 55 and it is the multiplication output  $X_{n-f}$ .  $f$  chip delay is carried out with the delay means 56. Each output  $B_{n+i}$  of the delay means 52 and 54,  $m$ ,  $B_{n+p}$ , and  $r$  Multiplication is carried out with a multiplier 57 and it is the multiplication output  $Y_{n-d}$ .  $d$  chip delay is carried out with the delay means 58. The output  $X_n$  of the delay means 56 and 58, and  $Y_n$  Long code  $L_n$  which multiplication was carried out with the multiplier 59 and extracted It is obtained.

[0010] If more than is processed, it will be the long code  $L_n$ . A formula explains being extracted below. Complex baseband signaling  $Z_n$  of an input It can express with a degree type. If the short code of  $S_i I$ ,  $n$ , and  $Q$  component is set to  $S_i Q$  and  $n$  for the short code of  $I$  component of  $i$  channels, it is the input complex baseband  $Z_n$ . It can express with a degree type.

[0011]  $Z_n = \sigma(L_n, S_{iL}, n+jL_n, \text{ and } S_{iQ}, n), \exp(j(\Delta\omega + \theta_0))$

$L_n$  It is a long code (gold sign) and is product  $X_n \cdot Y_n$  of two M sequences X and Y. It can express  $\Delta\omega$  is an angular-frequency error and  $\theta_0$ . An initial phase and  $\sigma$  express the addition about i. This formula can deform as follows.

[0012]

$Z_n = L_n \sigma(S_{iL}, n+jS_{iQ}, n), \exp(j(\Delta\omega + \theta_0))$

$= L_n \sigma \exp(j\theta_{tai} \text{ and } n), \exp(j(\Delta\omega + \theta_0)) \text{ -- (1)}$

$\theta_{tai}$  and  $n$  It is the phase of  $n$  chip eye of the short code of  $i$  channels. The output of a multiplier 42 is  $Z_n$  and  $Z^*_{n+m}$ . It becomes and they are the outputs  $B_n$  and  $m$  of a multiplier 44. It becomes a degree type.

[0013]

$B_n, m = Z_n, Z^*_{n+m} \text{ and } (Z_{n+m} \text{ and } Z^*_{n+2m}) * \text{ -- (2)}$

They are  $Z_n$  and  $Z^*_{n+m}$  from a formula (1). It becomes a degree type.

Since  $Z_n, Z^*_{n+m} = L_n \sigma \exp(j\theta_{tai} \text{ and } n), \exp(j(\Delta\omega + \theta_0))$ ,  $L_{n+m} * (\sigma \exp(j\theta_{tai} \text{ and } n+m))$ , and  $\exp(-j(\Delta\omega(n+m) + \theta_0))$   $m$  are the integral multiples of a short code  $Z_n, Z^*_{n+m} = L_n$  and  $L_{n+m} |\sigma \exp(j\theta_{tai} \text{ and } n)|^2$ , and  $\exp(-j\Delta\omega)$  It becomes. Therefore,  $|\sigma \exp(j\theta_{tai} \text{ and } n)|^2$  If it sets with  $A$  ( $Z_n$  and  $Z^*_{n+m}$ )  $-(Z_{n+m} \text{ and } Z^*_{n+2m}) * = L_n, L_{n+m}$ , and  $A \cdot \exp(-j\Delta\omega) - () [L_{n+m}, L_{n+2m} - A, \text{ and } ] \exp(-j\Delta\omega) * = L_n$  and  $L_{n+2m} A$  In addition, they are  $L_n$  and  $L_{n+m}$ . Since it is 1 or -1, respectively, it is  $L_{n+m}$  and  $L_{n+m} = 1$ . Moreover, frequency error  $\Delta\omega$  from this formula and an initial phase  $\theta_0$  It is what was eliminated, and a long code can be extracted, without being influenced by these.

[0014]  $L_n = X_n$  and  $Y_n$  it is -- since --  $L_n$  and  $L_{n+2m} = X_n, X_{n+2m} \cdot Y_m$ , and  $Y_{n+}$  -- it becomes  $L_n, L_{n+2m} = X_{n+p}$ , and  $Y_{n+k}$  from the property of said cycle & ad  $2m$ . However, the formula which asks for  $n+2m$  to  $n$  and  $p$  is  $X_{n+p}$ , as a result of there being nothing and calculating  $X_n$  and  $X_{n+2m}$ .  $p$  becomes clear. These show that  $p$  and  $k$  are values it is decided depending on a long code and  $m$ , respectively that will be meaning.

[0015] As mentioned above, each outputs  $B_n$  and  $m$  of multipliers 44 and 48,  $B_n$ , and  $r$  If it sets with  $A_2 = a$ , it will become a degree type, respectively.

$B_n, m = a \cdot L_n, L_{n+2m} = a \cdot X_{n+p}$  and  $Y_{n+k} B_n, r = a \cdot L_n, L_{n+2m} r = a \cdot X_{n+i}$  and  $Y_{n+j}$ , and  $j$  are values it is decided by the long code and  $r$  that will be meaning like  $p$  and  $k$ .

[0016] Output  $B_{n+j}$  of the delay means 51, and  $m$  Output  $B_{n+k}$  of the delay means 53, and  $r$  The output of a multiplier 55 which carried out multiplication is as follows. Since it is  $B_{n+j}$ ,  $m$  and  $B_{n+k}$ , and  $r = a^2 X_{n+p+j}, Y_{n+k+j}, X_{n+i+k}, Y_{n+j+k}, Y_{n+k+j}$  and  $Y_{n+k+j} = 1$ ,  $B_{n+j}$ ,  $m$  and  $B_{n+k}$ , and  $r = a^2 X_{n+p+j}$  and  $X_{n+i+k} = a^2 X_{n-ff}$  are values it is decided by  $i, j, k$ , and  $p$  with the property of a cycle & ad at a meaning that will be long codes.

[0017] Similarly, the output of a multiplier 57 can be expressed with a degree type.

Each output of  $B_{n+i}$ ,  $m$  and  $B_{n+p}$ , and the  $r = a^2, Y_{n+i+k}$  and  $Y_{n+p+j} = a^2 Y_{n-d}$  delay means 56 and 58 is  $X_n$  and  $Y_n$ . Becoming, the output of a multiplier 59 serves as  $X_n$  and  $Y_n = L_n$  from the definition of a long code. That is, long code  $L_n$  It is extracted.

[0018] thus, input complex baseband signaling  $Z_n$  from -- the long code  $L_n$  if it can extract and this is used as a local long code -- complex baseband signaling  $Z_n$  What synchronized with the long code completely is obtained. For example, it will be set to  $p = 183193, k = 114131, i = 184452, j = 113285, d = 107634$ , and  $f = 94684$  if  $X_{18} + X_{71} + X_{18} + X_{10} + X_{71} + X_{51} = 256$  and  $r = 384$ , when the gold sign made from the following two generating polynomials as a long code is used. What is necessary is just to ask for these  $[p, k, i, j, d \text{ and } f]$  beforehand, if a generating polynomial is decided.

[0019] As compared with the amount of operations of a conventional method, synchronous acquisition can be performed in the amount of operations of about 1/4300. Although hardware constituted the example of this invention from \*\*\*\*, a program can be read by computer, decode activation can be carried out, and a synchronous extract can also be performed.

[0020]

[Effect of the Invention] Without being influenced by these in order to remove a frequency error

and an initial phase by carrying out data processing of the complex baseband signaling according to this invention, as stated above, a long code can be extracted correctly and what synchronized with the long code of complex baseband signaling correctly can be obtained in the small amount of operations by using the extracted long code as a local long code.

---

[Translation done.]

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開2000-22588

(P2000-22588A)

(43) 公開日 平成12年1月21日 (2000.1.21)

(51) Int.Cl. <sup>7</sup>	識別記号	F I	ターム <sup>*</sup> (参考)
H 0 4 B 1/707		H 0 4 J 13/00	D 5 J 0 4 9
G 0 6 F 7/58		G 0 6 F 7/58	Z 5 K 0 2 2
H 0 3 K 3/84		H 0 3 K 3/84	Z

審査請求 未請求 請求項の数1 O L (全 5 頁)

(21) 出願番号 特願平10-182562

(22) 出願日 平成10年6月29日 (1998.6.29)

(71) 出願人 390005175

株式会社アドバンテスト

東京都練馬区旭町1丁目32番1号

(72) 発明者 野原 健児

東京都練馬区旭町1丁目32番1号 株式会社アドバンテスト内

(74) 代理人 100066153

弁理士 草野 卓 (外1名)

Fターム(参考) 5J049 CA05 CA08 CA10 CB07

5K022 EE03 EE33 EE36

(54) 【発明の名称】 ロングコード抽出装置

(57) 【要約】

【課題】 周波数誤差、初期位相に影響されず、少ない演算量でロングコードを抽出する。

【解決手段】 ロングコード、ショートコードで二重拡散された複素ベースバンド信号 $Z_n$ を、それぞれショートコードの整数倍の遅延量 $m$ 、 $r$ だけ遅延量及び複素共役をとる遅延手段43、45と47、49と乗算器42、44、46、48を用いて、 $B_{n,j,m} = Z_n \cdot Z_{n-j,m}^*$ 、 $B_{n,i,r} = Z_n \cdot Z_{n-i,r}^*$ 、 $B_{n,k,r} = Z_n \cdot Z_{n-k,r}^*$ 、 $B_{n,p,r} = Z_n \cdot Z_{n-p,r}^*$ を求め、コードと $n$ 、 $r$ で各一意に決る値 $j$ 、 $i$ と $k$ 、 $p$ だけ $B_{n,j,m}$ と $B_{n,i,r}$ をそれぞれ遅延し、 $B_{n,i,m}$ と $B_{n,k,r}$ の積、 $B_{n,i,m}$ と $B_{n,p,r}$ の積を求め、これらをそれぞれ $f$ 、 $d$ 遅延して、互いに積をとり、結果としてロングコードを得る。

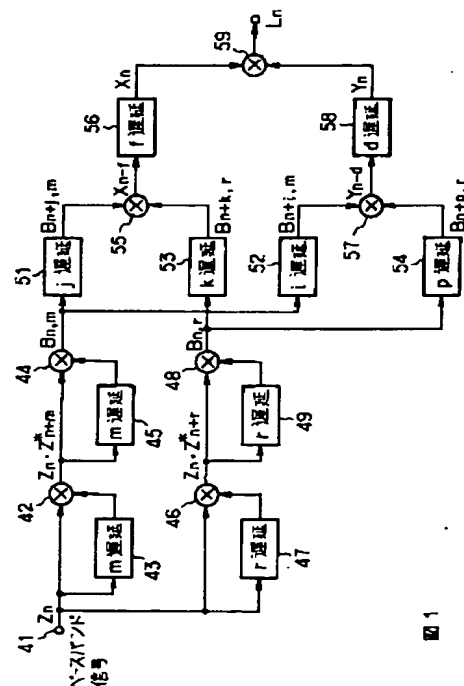


図1

## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 入力複素ベースバンド信号と、それをそのショートコードの周期の整数倍遅延（第1の遅延値と記す）したものの積をとり、第1の積を求める第1の手段と、

上記第1の積と、その第1の積を上記第1の遅延値だけ遅延させたものの積をとり、第2の積を求める第2の手段と、

上記第1の遅延値とは異なる第2の遅延値にて、上記第1の手段と、上記第2の手段とを上記入力複素ベースバンド信号に対して行って第3の積を求める第3の手段と、

ロングコードと上記第2の遅延値に依存した値（第3の遅延値と記す）だけ上記第2の積を遅延させ、ロングコードと上記第1の遅延値に依存した値（第4の遅延値と記す）だけ上記第3の積を遅延させて互いの積を取り、第4の積を求める第4の手段と、

ロングコードと上記第2の遅延値に依存した値（以下第5の遅延値）だけ上記第2の積を遅延させ、ロングコードと上記第1の遅延値に依存した値（以下第6の遅延値と記す）だけ上記第3の積を遅延させて、互いの積を取り、第5の積を求める第5の手段と、

上記第4の積を、ロングコードと上記第3の遅延値と、上記第4の遅延値と、上記第5の遅延値と上記第6の遅延値に依存した値だけ遅延させ、上記第5の積を、ロングコードと、上記第3の遅延値と、上記第4の遅延値と、上記第5の遅延値と、上記第6の遅延値とに依存した他の値だけ遅延させて互いの積をとる第6の手段と、を具備するロングコード抽出装置。

## 【発明の詳細な説明】

## 【0001】

【発明の属する技術分野】この発明は送信データを、非常に長い周期のランダム符号系列（ロングコード）と、これに対し非常に短い周期のランダム符号系列（ショートコード）とにより二重拡散し、互いに異なるショートコードをチャネルとして多重化したCDMA信号から、ロングコードを抽出する装置に関する。

## 【0002】

【従来の技術】CDMA通信方式においては、図2に示すように、入力端子11からの情報ビット（データ）は2分され、それぞれ乗算器12、13で端子14からのロングコードにより乗算されてスペクトル拡散され、これら乗算器12、13の出力はそれぞれ乗算器15、16で端子17、18からの第1、第2ショートコードと乗算されてスペクトル拡散される。乗算器15、16の出力はそれぞれ乗算器19、21で、端子22、23からの余弦搬送波 $\cos(\omega t)$ 、正弦搬送波 $-\sin(\omega t)$ と乗算され、これら乗算結果は加算器24で加算されて、送信信号として出力端子25へ出力される。情報ビットはテストモードのようなすべて一定値とす

る。また各チャネルは同一のロングコードを使用するが、ショートコードはチャネルにより互いに直交した異なる符号系列を用いるものとする。

【0003】このようなスペクトラム拡散された送信信号のロングコードと同期した局部ロングコードを得るには従来においては図3に示すようにして行っていた。前記送信信号が複素ベースバンド信号に変換されメモリ27に格納され、そのメモリ27からの複素ベースバンド信号と、局部ロングコード生成器28からの局部ロングコード1-jQとの複素相関計算が相関計算器29で行われ、その相関計算結果の絶対値の2乗が2乗算器31で求められ、この2乗算器31の計算結果が最大であるかが最大値判定部32で判定され、最大でなければ、局部ロングコードの位相を1チップシフトさせて、同様の相関演算を行い、最大となる局部ロングコードの位相を求め、その時の局部ロングコードが入力複素ベースバンドのロングコードに同期した状態である。

## 【0004】

【発明が解決しようとする課題】図3に示した従来の方法では、複素ベースバンド信号に周波数誤差がある場合は、正しく同期させることができない。また、周期が長い場合、同期獲得までに時間がかかるという問題があった。

## 【0005】

【課題を解決するための手段】この発明によれば入力複素ベースバンド信号と、それをそのショートコードの周期の整数倍遅延（第1の遅延値 $m$ と記す）したものの積をとり、第1の積を求めることを第1の手段により行い、上記第1の積と、その第1の積を上記第1の遅延値 $m$ だけ遅延させたものの積をとり、第2の積 $B_{n,r}$ を求めることを第2の手段により行い、上記第1の遅延値 $m$ とは異なる第2の遅延値 $r$ にて、上記第1の手段と、上記第2の手段とを上記入力複素ベースバンド信号に対して行って第3の積 $B_{n,r}$ を求めることを第3の手段により行い、ロングコードと上記第2の遅延値 $r$ に依存した値（第3の遅延値 $j$ と記す）だけ上記第2の積 $B_{n,r}$ を遅延させ、ロングコードと上記第1の遅延値 $m$ に依存した値（第4の遅延値 $k$ と記す）だけ上記第3の積 $B_{n,r}$ を遅延させて互いの積を取り、第4の積 $X_{n,r}$ を求めることを第4の手段により行い、ロングコードと上記第2の遅延値 $r$ に依存した値（以下第5の遅延値 $i$ ）だけ上記第2の積 $B_{n,r}$ を遅延させ、ロングコードと上記第1の遅延値 $m$ に依存した値（以下第6の遅延値 $p$ と記す）だけ上記第3の積 $B_{n,r}$ を遅延させて、互いの積を取り、第5の積 $Y_{n,r}$ を求めることを第5の手段により行い、第4の積 $X_{n,r}$ を、ロングコードと上記第3乃至第6の遅延値 $j, k, i, p$ に依存した値 $f$ だけ遅延させ、上記第5の積 $Y_{n,r}$ を、ロングコードと上記第3乃至第6の遅延値 $j, k, i, p$ に依存した他の値 $d$ だけ遅延させて互いの積をとることを第6の手段により行



う。

【0006】

【発明の実施の形態】以下にこの発明の実施例を説明する。この実施例ではロングコードとしてgold符号が用いられている場合であり、gold符号は相互相関が小さい2種のM系列の積をとることにより生成される。またM系列は、1つのM系列と、これを1乃至複数チップシフトさせたものとをチップごとに掛合わせた系列は、もとのM系列を何チップかずらしたものとなる性質、いわゆるサイクル&アドの性質があり、この発明はこの性質を利用している。

【0007】図1にこの発明の実施例を示す。入力端子41からデータがロングコード及びショートコードにより二重拡散された複素ベースバンド信号Z<sub>n</sub>が入力される。この複素ベースバンド信号Z<sub>n</sub>は乗算器42へ直接供給され、また遅延手段43を通じてmチップ遅延されると共にその複素共役として乗算器42へ供給される。乗算器42の出力は乗算器44へ直接供給され、また遅延手段45でmチップ遅延されると共にその複素共役として乗算器44へ供給される。

【0008】入力端子41からの複素ベースバンド信号Z<sub>n</sub>は乗算器46へ直接供給され、また遅延手段47でrチップ遅延されると共にその複素共役として乗算器46へ供給される。乗算器46の出力は、乗算器48へ直接供給され、かつ遅延手段49でrチップ遅延されると共にその複素共役として乗算器48へ供給される。ここで遅延量m、rはそれぞれショートコードの整数倍であつ\*

$$Z_n = L_n \cdot \sum (S_{i1,n} + j S_{i0,n}) \cdot \exp(j(\Delta\omega n + \theta_0)) \\ = L_n \cdot \sum \exp(j\theta_{i1,n}) \cdot \exp(j(\Delta\omega n + \theta_0)) \quad \dots (1)$$

$\theta_{i1,n}$  はiチャンネルのショートコードのnチップ目の位相である。乗算器42の出力は $Z_n \cdot Z_{n+m}^*$ となり、\*

$$B_{n,m} = Z_n \cdot Z_{n+m}^* \cdot (Z_{n+m} \cdot Z_{n+m}^*)^* \quad \dots (2)$$

式(1)より $Z_n \cdot Z_{n+m}^*$ は次式となる。

$$Z_n \cdot Z_{n+m}^* = L_n \cdot \sum \exp(j\theta_{i1,n}) \cdot \exp(j(\Delta\omega n + \theta_0)) \cdot L_{n+m}^* \cdot (\sum \exp(j\theta_{i1,n+m}))^* \cdot \exp(-j(\Delta\omega(n+m) + \theta_0))$$

★ と、

$$(Z_n \cdot Z_{n+m}^*) \cdot (Z_{n+m} \cdot Z_{n+m}^*)^* \\ = L_n \cdot L_{n+m} \cdot A \cdot \exp(-j\Delta\omega m) \cdot (L_{n+m} \cdot L_{n+m} \cdot A \cdot \exp(-j\Delta\omega m))^* \\ = L_n \cdot L_{n+m} \cdot A^2$$

なお $L_n$ 、 $L_{n+m}$ はそれぞれ1又は-1であるから、 $L_n \cdot L_{n+m} = 1$ である。またこの式から周波数誤差 $\Delta\omega$ 、初期位相 $\theta_0$ が消去されたものとなっており、これらに影響されことなくロングコードを抽出することができる。

【0014】 $L_n = X_n \cdot Y_n$ であるから、 $L_n \cdot L_{n+m} = X_n \cdot X_{n+m} \cdot Y_n \cdot Y_{n+m}$ 。前記サイクル&アドの性質から $L_n \cdot L_{n+m} = X_{n-p} \cdot Y_{n-p}$

\*で $r \neq m$ である。

【0009】乗算器44の出力 $B_{n,m}$ は遅延手段51、52により、ロングコードと遅延量rチップとにより一意に決まる遅延量i、jチップずつそれぞれ遅延される。乗算器48の出力 $B_{n,p}$ は、遅延手段53、54により、ロングコードと遅延量mチップとにより一意に決まる遅延量k、pチップずつそれぞれ遅延される。遅延手段51、53の各出力 $B_{n,i,j}$ 、 $B_{n,k,p}$ は乗算器55で乗算され、その乗算出力 $X_{n,r}$ は遅延手段56でfチップ遅延される。遅延手段52、54の各出力 $B_{n,i,j}$ 、 $B_{n,k,p}$ は乗算器57で乗算され、その乗算出力 $Y_{n,r}$ は遅延手段58でdチップ遅延される。遅延手段56、58の出力 $X_{n,r}$ 、 $Y_{n,r}$ が乗算器59で乗算されて、抽出されたロングコード $L_n$ が得られる。

【0010】以上の処理をすればロングコード $L_n$ が抽出されることを以下に数式で説明する。入力複素ベースバンド信号 $Z_n$ は次式で表わせる。iチャンネルの1成分のショートコードを $S_{i1,n}$ 、Q成分のショートコードを $S_{i0,n}$ とすると、入力複素ベースバンド $Z_n$ は次式で表わせる。

【0011】 $Z_n = \sum (L_n \cdot S_{i1,n} + j L_n \cdot S_{i0,n}) \cdot \exp(j(\Delta\omega n + \theta_0))$   
 $L_n$ はロングコード(gold符号)であって、二つのM系列X、Yの積 $X_n \cdot Y_n$ で表わせる。 $\Delta\omega$ は角周波数誤差、 $\theta_0$ は初期位相、 $\Sigma$ はiについての加算を表わす。この式は下記のように変形できる。

【0012】

30※乗算器44の出力 $B_{n,m}$ は次式となる。

【0013】

★mはショートコードの整数倍であるから、

$$Z_n \cdot Z_{n+m}^* = L_n \cdot L_{n+m} \cdot \sum \exp(j\theta_{i1,n}) \cdot \exp(-j\Delta\omega m)$$

となる。従って $|\sum \exp(j\theta_{i1,n})|^2$ をAとおく

と、

となる。ただし、n、n+2mからpを求める計算式はなく、 $X_n \cdot X_{n+2m}$ を演算した結果 $X_{n-p}$ のpが判明する。これらより、p、kはそれぞれロングコードとmに依存して一意に決まる値であることがわかる。

【0015】以上から乗算器44、48の各出力 $B_{n,i,j}$ 、 $B_{n,k,p}$ を、 $A^2 = a$ とおくとそれぞれ次式となる。

$$B_{n,i,j} = a \cdot L_n \cdot L_{n+i,j} = a \cdot X_{n-p} \cdot Y_{n-p}$$

$$50 \quad B_{n,k,p} = a \cdot L_n \cdot L_{n+k,p} = a \cdot X_{n-p} \cdot Y_{n-p}$$

$i, j$  は  $p, k$  と同様に、ロングコードと  $r$  とにより一意に決る値である。

【0016】遅延手段51の出力  $B_{n+i,m}$  と遅延手段53の出力  $B_{n+k,r}$  とを乗算した乗算器55の出力は次のようになる。 $B_{n+i,m} \cdot B_{n+k,r} = a^i \cdot X_{n+p,i} \cdot Y_{n+k+1} \cdot X_{n+1+k} \cdot Y_{n+1+k} \cdot Y_{n+k+1} \cdot Y_{n+k+1} = 1$  であるから、

$$B_{n+i,m} \cdot B_{n+k,r} = a^i \cdot X_{n+p,i} \cdot X_{n+1+k} = a^i \cdot X_{n-p}$$

$f$  はサイクル&アドの性質によりロングコードと  $i, j, k, p$  により一意に決る値である。

【0017】同様にして、乗算器57の出力は次式で表わせる。

$$B_{n+i,m} \cdot B_{n+p,r} = a^i \cdot Y_{n+1+k} \cdot Y_{n+p,i} = a^i \cdot Y_{n-d}$$

遅延手段56, 58の各出力は  $X_n, Y_n$  となり、乗算器59の出力は、ロングコードの定義から

$$X_n \cdot Y_n = L_n$$

となる。つまりロングコード  $L_n$  が抽出される。

【0018】このように入力複素ベースバンド信号  $Z_n$  からそのロングコード  $L_n$  を抽出でき、これを局部ロングコードとして用いれば、複素ベースバンド信号  $Z_n$  のロングコードと完全に同期したものが得られる。例えばロングコードとして以下の2つの生成多項式から作られる  $g o l d$  符号を用いた場合、

$$* X^{10} + X^7 + 1$$

$$X^{10} + X^{10} + X^7 + X^3 + 1$$

$m=256, r=384$  とすると、 $p=183193,$

$k=114131, i=184452, j=11328$

$5, d=107634, f=94684$  となる。これら

$p, k, i, j, d, f$  は生成多項式が決ったら、予め求めておけばよい。

【0019】従来法の演算量と比較すると、約4300分の1の演算量で同期獲得ができる。上述ではこの発明の実施例をハードウェアで構成したが、コンピュータによりプログラムを読み出し、解説実行して、同期抽出を行うこともできる。

【0020】

【発明の効果】以上述べたようにこの発明によれば、複素ベースバンド信号を演算処理することにより、周波数誤差、初期位相を除去するため、これらに影響されことなく、正しくロングコードを抽出することができ、抽出したロングコードを局部ロングコードとすることにより、複素ベースバンド信号のロングコードに正しく同期したものを少ない演算量で得ることができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】この発明の実施例を示すブロック図。

【図2】ロングコードとショートコードによる二重拡散信号を作成する構成を示す図。

【図3】従来の同期装置を示すブロック図。

【図1】

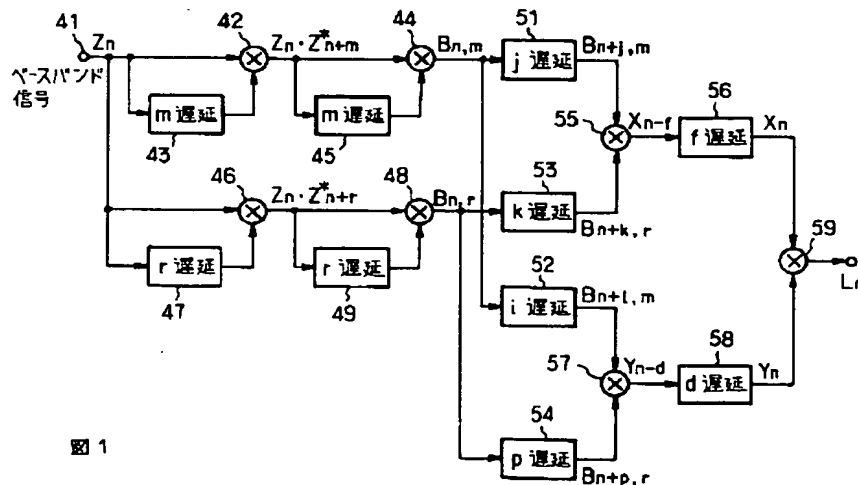
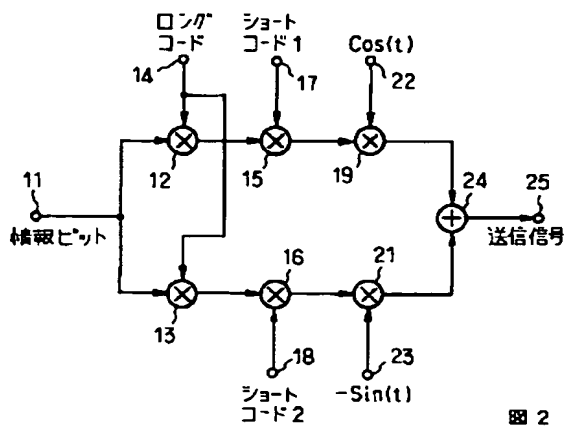


図1

【図2】



【図3】

